PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 05-265860
(43)Date of publication of application : 15.10.1993

(51)Int.CI. G06F 12/08
G06F 3/06

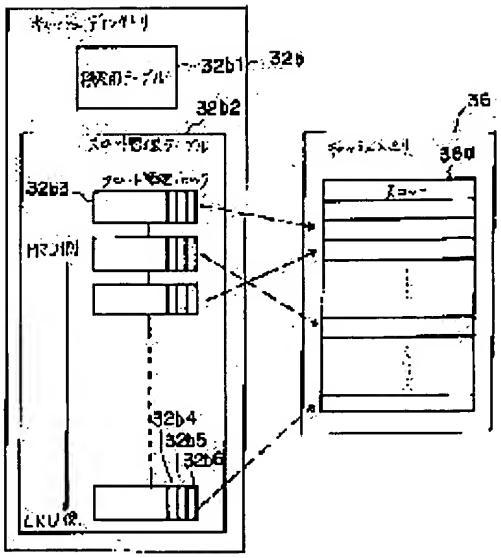
(21)Application number : 04-064187
(22)Date of filing : 19.03.1992

(71)Applicant : HITACHI LTD
HITACHI SOFTWARE ENG CO LTD

(72)Inventor : TANAKA MAYUMI
ISAKA SHOJI
MORI EIKI
YOTSUYA MORIHIKO
HONMA SHIGEO

(54) DISK CACHE INPUT/OUTPUT CONTROL SYSTEM

(57)Abstract:
PURPOSE: To transfer data between a cache memory and a host processor without waiting for the destage end of a slot in the destage when an input/output request is generated from the host processor to the slot.
CONSTITUTION: This disk cache input/output control system is provided to request access from a high-order channel parallel to the destage even when a slot 36a in a cache memory 36 containing data, to which the access is requested from the high-order channel, is under destaging by setting slot managing information 1 storage part-3 storage part 32b4-32b6 concerning the destage to a slot managing table 32b2 in a cache directory 32b. Therefore, since data can be transferred between the host processor and the cache memory without waiting for the destage end, the throughput of the system can be prevented from being lowered.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

CLAIMS

[Claim(s)]
[Claim 1] It has cache memory with two or more slots holding the counterpart of the data stored in the rotation mold store. In the disk cache equipment which answers using the data currently held at said cache memory on the occasion of activation of the input/output instruction to said rotation mold store given from a host processor The 1st transfer control means which performs data transfer between said cache memory and said host processors, The 2nd transfer control means which performs data transfer between said cache memory and said rotation mold store, A storage means to correspond to each slot of said cache memory, and to store the management information about each corresponding slot, Write said management information in said storage means, and said management information stored in said storage means at the time of activation of said input/output instruction is referred to. It judges whether it is data with which the data stored in the corresponding slot do not bar the writing to said rotation mold store by said 2nd transfer control means. It is the disk cache input/output control system characterized by having the processor which publishes the command for transfer control to said 1st transfer control means about the data which do not bar writing.
[Claim 2] In the disk cache input/output control system of the claim 1 above-mentioned publication, said management information corresponding to each slot of said cache memory The data stored in each corresponding slot are written in said rotation mold store (DESUTEJI processing). Whether it is under ****** The data stored in which record in a correspondence slot and in the inside of DESUTEJI And disk cache input/output control system characterized by being the information on whether writing was performed by activation of said input/output instruction into DESUTEJI in the data stored in the correspondence slot at said data.
[Claim 3] When the data to the write instruction given from said host processor exist in said cache memory in the disk cache input/output control system of the claim 2 above-mentioned publication Said management information stored in said storage means by said processor is read. Even if it judges whether it is among DESUTEJI from said cache memory to said rotation mold store about said data by this management information and said 2nd transfer control means is DESUTEJI [from said cache memory to said rotation mold store] processing About the data with which DESUTEJI processing was ended, it writes in to said data in said cache memory immediately. Disk cache input/output control system characterized by reporting write-in termination to said host processor after storing in said management information the information that it wrote in to said data in said cache memory during DESUTEJI processing.

[Translation done.]

DETAILED DESCRIPTION

[Detailed Description of the Invention]
[0001]
[Industrial Application] This invention is applied to the disk cache input/output control system in the disk subsystem in an information processor, and relates to an effective technique.
[0002]
[Description of the Prior Art] In information processing system, a central processing unit has the high-speed primary storage which consists of semiconductor memory, and the processing speed is improving remarkably in recent years. Using the magnetic disk drive which is a kind of a rotation mold store as external storage on the other hand is known.
[0003] By the way, the magnetic disk drive has structure which piled up the record disk (this is called a magnetic disk) of two or more sheets. As a field which records data, on a concentric circle, two or more trucks are formed and two or more records are stored on each magnetic disk at one truck. The truck which is in the equal distance from on the revolving shaft of a magnetic disk is perpendicularly located in a line by only the number of sheets of a disk. This set is called the cylinder.
[0004] If a cylinder number, a track number, and a record number are specified when accessing data The magnetic head attached on the field of each magnetic disk a predetermined driving gear Make it move in the direction of a path of a magnetic disk, and the record of positioning and the purpose is recorded on the truck of arbitration. Or when the field on the truck concerned where a record should be recorded passes directly under the magnetic head by rotation of a magnetic disk, the writing of read-out or a record is performed for the target record.
[0005] Therefore, mechanical movements, such as rotational delay until the record of the purpose on the seek operation which moves the magnetic head to the target truck, or the truck concerned passes directly under the magnetic head, will intervene. Since it is large as compared with the processing time of a central processing unit, the time amount which such mechanical movement takes is one factor in which the I/O time of the data from a magnetic disk presses down the engine performance of information processing system.
[0006] The so-called disk cache technique it was made to answer using the data which arrange the cache memory which consists of semiconductor memory, copy beforehand the high data of possibility that I/O will be required from a host-processor side to cache memory from the magnetic disk drive, and are copied as much as possible for the data transfer path between a host processor and a magnetic disk drive by the cache memory concerned to the input/output request from a host-processor side that it should avoid above un-arranging is used. Thereby, the target data are transmitted between cache memory and a host processor, the mechanical movement to a magnetic disk drive of them is lost, and the high-speed response of them is attained.
[0007] Generally, with a disk cache technique, if the target record exists in cache memory to the input instruction from a host processor, data transfer will be performed from cache memory to a host

processor, and improvement in the speed of a response will be attained.

[0008] On the other hand, to the output instruction from a host processor, there are two kinds of arts called a write-through mold disk cache and a light after mold disk cache.

[0009] In a write-through mold disk cache, since cache memory is volatility, the output data transmitted from a host processor write in both cache memory and a magnetic disk drive, and prevent the data loss at the time of power-source cutoff etc. For this reason, the mechanical movement to a magnetic disk drive intervenes, and improvement in the speed of a response cannot be attained.

[0010] On the other hand, by the light after mold disk cache, the un-volatilizing-ized device other than cache memory is provided, and when the write-in data transmitted from a host processor are written in both cache memory and an un-volatilizing-ized device, they report write-in termination to a host processor, for example, as indicated by JP,59-220856,A etc. Since write-in data are backed up in the un-volatilizing-ized device, the data guarantees at the time of power-source cutoff etc. can be offered, the mechanical movement to a magnetic disk drive does not intervene at the time of writing, but they can attain improvement in the speed of a response.

[0011] Now, with a disk cache technique, although the probability for the data of a hit and the purpose to exist in cache memory that the target data exist in cache memory is called a hit ratio, in order to make [many / as possible] the rate of the data transfer between cache memory and a host processor, it is required to enlarge a hit ratio.

[0012] The LRU (Least Recently Used) algorithm is widely known as an algorithm which chooses the data which should be stored in cache memory. It thinks that possibility of a LRU algorithm that the data accessed most recently will continue to be accessed is high, is more long, and is the algorithm which it is going to stop in cache memory.

[0013] Therefore, when the data demanded from the host processor do not exist in cache memory (this is called a mistake), some whole trucks or the whole truck containing the data is copied to cache memory from a magnetic disk drive (this is called a staging). When it is going to carry out a staging and there is no free area into cache memory, by the LRU algorithm, the data accessed in the oldest past think that possibility of being accessed is the lowest, cancel out of cache memory, and newly perform a staging to this field from now on.

[0014] By the way, in the light after mold disk cache which stores the counterpart of data also in an un-volatilizing-ized device at cache memory and coincidence in order to prevent loss of write-in data at the time of failures, such as emergency interruption of service, since an un-volatilizing-ized device is small capacity, data are copied to a magnetic disk drive at any time from cache memory so that it may not overflow with write-in data (this is called DESUTEJI). The data [DESUTEJI / data] are canceled from an un-volatilizing-ized device. DESUTEJI [disk storage control / disk storage control uses idle time and / the whole truck containing the lowest data of possibility of being accessed by the above-mentioned LRU algorithm from now on, or two or more trucks near the truck concerned] at any time. Or DESUTEJI [above-mentioned DESUTEJI / it does not catch up, and / the truck containing the write-in data concerned, and two or more trucks in the near] when the write-in data more than a certain constant rate are already stored and it may be full of an un-volatilizing-ized device when there is a demand of the writing from a host processor and it is going to write write-in data in cache memory and an un-volatilizing-ized device.

[0015] Thus, DESUTEJI [with disk storage control / it is managed efficiently and / the written-in data / cache memory / a magnetic disk drive] at any time so that the un-volatilizing-ized device of small capacity may not overflow with write-in data. Moreover, it is also possible to perform DESUTEJI positively with the direct instruction from a host processor.

[0016]

[Problem(s) to be Solved by the Invention] Although cache memory consists of two or more entries (this entry is called a slot) and the data for one truck of a magnetic disk drive are stored in each entry with the above conventional techniques, when input/output instruction is published from a host processor and the

truck (slot) containing the data concerned copied in cache memory is among DESUTEJI, the slot concerned becomes under use (it is called slot BIJII). For this reason, the input/output instruction from a host processor will be kept waiting until DESUTEJI of the slot concerned is completed. In spite of the target data existing in cache memory (hit), the data transfer between cache memory and a host processor will be kept waiting by DESUTEJI, and there was a problem that the availability of a system throughput (the amount of data transfer per unit time amount) and a data transfer path fell.

[0017] Then, the purpose of this invention is to offer the input/output control technique which makes possible data transfer between cache memory and a host processor, even if the slot of the cache memory containing the data which had input/output request from the host processor is among DESUTEJI, in order to prevent the fall of a throughput, and the fall of the availability of a data transfer path.

[0018] The other purposes and the new description will become clear from description and the accompanying drawing of this specification along [said] this invention.

[0019]

[Means for Solving the Problem] It will be as follows if the outline of a typical thing is briefly explained among invention indicated in this application.

[0020] namely, in the disk cache input/output control system which becomes this invention The cache memory which holds the copy of data delivered and received among both between a host processor and a magnetic disk drive, especially a light after mold disk cache (by the data write request published from a host processor) The cache memory which performs to asynchronous actuation which stores in cache memory the write-in data which should be written in a magnetic disk drive, and actuation written in a magnetic disk drive from the cache memory concerned is prepared. Activation of the input/output instruction published from a host processor is faced. It is the information processing system it was made to answer as much as possible using the data currently held at cache memory. The slot management information concerning DESUTEJI to each slot in cache memory, 1. -- the slot concerned -- the inside of DESUTEJI ****** -- 2. -- the slot concerned at the time in DESUTEJI which record of the slot concerned -- the inside of DESUTEJI, or 3. -- in DESUTEJI the slot concerned When a means to memorize whether it wrote in the slot concerned is established and input/output request is published from a host processor, even if the slot containing the target data is among DESUTEJI The input/output request concerned is received and it makes it possible to perform a host processor, the data transfer between cache memory, and DESUTEJI to juxtaposition.

[0021]

[Function] as the slot management information 1 of the above-mentioned when DESUTEJI occurs, for example to the slot in cache memory according to the disk cache input/output control system of above-mentioned this invention -- " -- the information [slot / concerned] "in DESUTEJI is memorized. And in case DESUTEJI [the record currently held in the slot concerned] one by one, the number of the record which starts DESUTEJI is memorized as the above-mentioned slot management information 2. When input/output request is published from a host processor, the demand concerned judges a read-out demand or a write request. It is a read-out demand, and when the target data exist in cache memory, the above-mentioned slot management information 1 investigates whether it is among DESUTEJI about the slot containing the target data, and even if it is among DESUTEJI, the target data are immediately transmitted to a host processor from cache memory.

[0022] On the other hand, the input/output request from a host processor is a write request, and it investigates whether it is among DESUTEJI about the slot which contains the target data by the slot management information 1 like [when the target data exist in cache memory] the case of an above-mentioned read-out demand, and in being among DESUTEJI, the above-mentioned slot management information 2 investigates the record number within the slot in current DESUTEJI. If DESUTEJI of the record containing the target data is completed, immediately, the data from a host processor will be copied to the record of the purpose within the slot concerned, the record concerned will be copied also to a writing and un-volatilizing-ized device, and write-in termination will be reported to a

host processor. To coincidence, what "was written in the slot concerned into DESUTEJI in the slot concerned" is memorized as the above-mentioned slot management information 3. This prevents that the slot concerned is canceled from an un-volatilizing-ized device after DESUTEJI completion of the slot concerned.

[0023] In addition, the information memorized by the three above-mentioned slot management information shall be reset after DESUTEJI completion.

[0024] When input/output request is published from a host processor by doing in this way, even if the slot in the cache memory containing the target data is among DESUTEJI In the time of the write request to the read-out demand and the record which DESUTEJI has already ended from high order equipment In parallel to cache memory and DESUTEJI performed using the low order pass which is a data transfer path between magnetic disk drives, data transfer using the high order pass which is a data transfer path between cache memory and a host processor can be performed. For this reason, a data transfer path is used effectively, without the data transfer between a host processor and cache memory waiting for DESUTEJI termination, it performs immediately and a system throughput improves.

[0025]

[Example] Hereafter, an example of the disk cache input/output control system which is one example of this invention is explained to a detail, referring to a drawing.

[0026] Drawing 1 is the block diagram showing an example of the whole configuration of the information processing system with which disk cache input/output control of this invention is carried out.

[0027] As shown in drawing 1 , the information processing system with which disk cache input/output control of this example is carried out consists of central processing units 1a and 1b, channel 2a, 2b, light after mold disk cache equipment 3, the magnetic-disk contact 4 and two or more magnetic disk drives 5, the high order pass 6, and the low order pass 7.

[0028] Channel 2a and 2b control the command between central processing units 1a and 1b and light after mold disk cache equipment 3, and transfer of data.

[0029] By the command of light after mold disk cache equipment 3, the magnetic-disk contact 4 chooses suitably two or more magnetic disk drives 5 of a subordinate, and operates connecting with the light after mold disk controller concerned etc.

[0030] A magnetic disk drive 5 is external storage which records / reproduces said channel 2a and the data which are delivered and received between 2bs through light after mold disk cache equipment 3 and the magnetic-disk contact 4.

[0031] The high order pass 6 has connected channel 2a, 2b, and light after mold disk cache equipment 3, and data transfer between channel 2a, 2b, and light after mold disk cache equipment 3 is performed through this pass.

[0032] the low order pass 7 -- light after mold disk cache equipment 3 and the magnetic-disk contact 4 -- connecting -- **** -- this pass -- minding -- ** -- data transfer between light after mold disk cache equipment 3 and the magnetic-disk contact 4 is performed.

[0033] Drawing 2 is the block diagram showing an example of the detailed configuration of the light after mold disk cache equipment 3 of drawing 1 .

[0034] Light after mold disk cache equipment 3 consists of a microprocessor 31, a control memory 32, the data transfer control circuit 33, the transfer control circuit 34 for a channel, the transfer control circuit 35 for a disk, cache memory 36, and the un-volatilizing-ized device 37, as shown in drawing 2 .

[0035] A microprocessor 31 controls the light after mold disk cache control unit 3 whole. The control memory 32 stores micro program 32a and cache directory 32b.

[0036] The data transfer control circuit 33 controls the data transfer between channel 2a, 2b, and a magnetic disk drive 5, taking the synchronization with the transfer control circuit 34 for a channel, and the transfer control circuit 35 for a disk.

[0037] The transfer control circuit 34 for a channel controls transfer of the command between channel 2a

and 2b, data, etc., and the transfer control circuit 35 for a disk controls transfer of the command between magnetic disk drives 5, data, etc.

[0038] The cache memory section 36 consists of volatile semiconductor memory, and usually has two or more slot 36a. The counterpart of the data for one truck currently recorded on the magnetic disk drive 5 is stored in each slot 36a.

[0039] On the other hand, the un-volatilizing-ized device 37 is for consisting of semiconductor memory of a non-volatile etc., holding write-in data certainly also at the time of failures, such as emergency interruption of service, and securing the dependability of the write-in data concerned in order to guarantee writing data in a magnetic disk drive 5 certainly.

[0040] Directory memory 32b in the control memory 32 of drawing 2 consists of the slot managed table 32b1 and 32b2 for retrieval, as shown in drawing 3 .

[0041] The table 32b1 for retrieval holds the address of the truck in a magnetic disk 5 of the data stored in cache memory 36 (staging), and the information which shows the storing location in the cache memory 36 of the data. A microprocessor 31 judges whether the data demanded from central processing unit 1a or 1b exist in cache memory 36 by referring to this table 32b1 for retrieval.

[0042] The slot managed table 32b2 holds each slot 36a of cache memory 36, and the entry corresponding to 1 to 1. Each entry is for being set in order according to the above-mentioned LRU algorithm, consisting of semiconductor memory of a non-volatile etc., writing in the side in which the data accessed most recently are located also at the time of failures, such as emergency interruption of service, in order to guarantee AKUSE ****** the MRU (Most Recently Used) side in a call and the oldest past, holding data certainly, and securing the dependability of the write-in data concerned.

[0043] Directory memory 32b in a control memory 32 consists of a slot managed table 32b1 and 32b2 for retrieval, as shown in drawing 3 . The table 32b1 for retrieval holds the information which shows the storing location in the address and the cache memory 36 of data of the truck in the magnetic disk drive 5 of the data stored in cache memory 36 (staging). A microprocessor 31 judges whether the data demanded from central processing unit 1a or 1b exist in cache memory 36 by referring to this table 32b1 for retrieval.

[0044] The slot managed table 32b2 holds each slot of cache memory 36, and the entry corresponding to 1 to 1. Each entry is set in order according to the above-mentioned LRU algorithm, and calls the side in which the data accessed the MRU (Most Recently Used) side in a call and the oldest past are located in the side in which the data accessed most recently are located the LRU (Least Recently Used) side.

[0045] When canceling the data (data for one truck currently recorded on the magnetic disk drive 5) stored in one slot 36a in cache memory 36, the truck corresponding to the entry in the LRU side is chosen.

[0046] The information memorized to one entry is the magnetic disk drive number of the data stored in corresponding slot 36a, for example, a cylinder number, a track number, etc. Moreover, the three above-mentioned slot management information 1-3 by this invention is stored in the slot management block 32b3 at the slot management information 1 storing section 32b4 - the slot management information 3 storing section 32b6, respectively.

[0047] Read-out / write-in actuation of the data between cache memory 36 and the un-volatilizing-ized device 37, and a magnetic disk drive 5 are performed considering the amount of data for one truck in a magnetic disk drive 5 etc. as a unit, and transfer of the data between channel 2a of a high order or 2b is usually performed to asynchronous.

[0048] Next, an operation of the disk cache input/output control system of this example is explained, referring to the flow chart of drawing 4 and drawing 5 . Drawing 4 is the command of MPU31 of the light after mold disk kish equipment 3 of drawing 2 , and is a flow chart which shows the data transfer processing performed with the high order pass 6 by the transfer control circuit 34 for a channel. The data area where access by channel 2a and 2b is expected among the data stored in the magnetic disk drive 5 is copied to cache memory 36 by MPU31 at any time per truck etc. To channel 2a or the read-out demand

from 2b, a high speed is answered as much as possible using the data copied to the cache memory 36 concerned. To channel 2a or the write request from 2b, it writes in the data copied to cache memory 36, and writes also in the un-volatilizing-ized device 37 at coincidence. Then, write-in termination is immediately reported to channel 2a of data write request issue origin, or 2b. DESUTEJI [two or more data written in the un-volatilizing-ized device 37 / at any time / the target magnetic disk drive 5] collectively. It is canceled from the un-volatilizing-ized device 37, the data area concerned within the un-volatilizing-ized device 37 is opened wide, and the data written in the magnetic disk drive 5 are used for other write-in data.

[0049] By the way, since the slot concerned is using it when the magnetic disk drive 5 is DESUTEJI [device / 37 / un-volatilizing-ized] and an access request occurs from high order channel 2a or 2b to the data area in current and DESUTEJI (slot) conventionally, high order channel 2a or the access request to the slot concerned from 2b is not received until DESUTEJI is completed. In such a case, it controls by this example as follows using the slot management information 1, 2, and 3 respectively stored in the slot management information 1 storing section 32b4 within the slot management block 32b3 in the slot managed table 32b2, the slot management information 2 storing section 32b5, and the slot management information 3 storing section 32b6 to be able to process DESUTEJI processing, high order channel 2a, or the access request from 2b to juxtaposition.

[0050] That is, MPU31 of the light after mold disk cache equipment 3 of drawing 2 investigates whether the counterpart of the data by which the access request was carried out from high order channel 2a or 2b is stored in cache memory 36 by investigating the table 32b1 (referring to drawing 3) for retrieval in a cache directory 32 (step 101). When the counterpart of the target data is not stored in cache memory 36, processing (processing of a cache mistake) by the conventional technique is performed (step 110). When the counterpart of the target data is stored in cache memory 36, refer to the slot management block 32b3 which has managed the slot containing the counterpart of the data concerned from the slot managed table 32b2 in cache memory 36 for MPU31. MPU31 investigates first whether the slot concerned is among DESUTEJI using the information stored in the slot management information 1 storing section 32b4 (step 102). When the slot concerned is not among DESUTEJI, processing (cache hit) by the conventional technique is processed (step 107,108,109). When the slot concerned is among DESUTEJI, MPU31 judges whether high order channel 2a or the access request from 2b is read-out, or it is writing (step 103). When high order channel 2a or the access request from 2b is a read-out demand, by the command of MPU31, using the high order pass 6, immediately, the data transfer control circuit 34 for a channel reads from the slot in DESUTEJI in cache memory 36, and transmits data to high order channel 2a of demand issue origin, or 2b (step 108). Thereby, processing of a lead hit is performed, without waiting for termination of DESUTEJI to high order channel 2a to the slot in DESUTEJI, or the read-out demand from 2b.

[0051] When high order channel 2a or the access request from 2b is a write request MPU31 was stored in the slot management information 2 storing section 32b5 within the slot management block 32b3 which manages slot 36a containing the counterpart of the target data. It compares with the record number (referred to as record-number b) in the slot 36a concerned containing the data which had 2b to drawing and high order channel 2a or an access request in the record number in DESUTEJI in the slot 36a concerned (referred to as record-number a) (step 104). Generally, since DESUTEJI is performed in an order from the head record within a slot, if it is record-number a> record-number b, DESUTEJI will already have ended the data with an access request from high order channel 2a or 2b. At this time, it writes in the data of record-number b of the slot concerned in cache memory 36 immediately using the high order pass 6 by the data transfer control circuit 34 for a channel by the command of MPU31, and light hit processing which writes the same data also in the un-volatilizing-ized device 37 at coincidence is performed (step 105), and write-in termination is reported to high order channel 2a of data write request issue origin, or 2b. Furthermore, since MPU31 wrote in to record-number b in the slot 36a concerned into DESUTEJI, In order to prevent that the counterpart of the data within the slot concerned

is canceled from the un-volatilizing-ized device 37 after DESUTEJI termination of the slot 36a concerned, It records that the slot concerned had new writing in the slot management information 3 storing section 32b6 within the slot management block 32b3 in DESUTEJI (step 106).

[0052] Thus, high order channel 2a to the slot in DESUTEJI or the write request from 2b can be immediately processed as a light hit, without already waiting for termination of DESUTEJI of the whole slot, if it is an access request to the part which DESUTEJI ended. however, the data which had the access request from high order channel 2a or 2b when it was record-number a<= record-number b -- the inside of current and DESUTEJI -- or since being contained in the record [DESUTEJI / record] from now on is shown, it writes in by waiting for DESUTEJI termination of the slot concerned like the conventional technique (step 111).

[0053] In addition, being given as parameters, such as the Locate command in the record of what position within a slot whose the data by which the access request was carried out from whether high order channel 2a or the access request from 2b is read-out or it is writing, high order channel 2a, and 2b are contained it is a channel command, is known widely.

[0054] On the other hand, DESUTEJI processing with the low order pass 7 by the transfer control circuit 35 for a disk is explained using the flow chart of drawing 5 . MPU31 of drawing 3 supervises termination of DESUTEJI of the slot concerned, the record number which performs DESUTEJI at any time now about the slot of the cache memory 36 to which DESUTEJI is performed. First, it investigates whether DESUTEJI of the data for one slot was completed (step 201). When DESUTEJI of the data for one slot is not completed, it investigates whether DESUTEJI of one record of the arbitration within a slot was completed (step 202). When DESUTEJI for one record is not completed, DESUTEJI is continued as it is (step 204). When DESUTEJI for one record is completed, it records on the slot management information 2 storing section 32b5 of the slot management block 32b3 which has managed the slot concerned registered into the slot managed table 32b2 in cache memory 36 in the record number within the slot concerned which starts DESUTEJI next (step 203), and the data transfer control circuit 35 for a disk performs DESUTEJI of the record concerned (step 204).

[0055] When DESUTEJI for one slot is completed, MPU31 investigates whether the slot concerned was written in to the slot concerned into DESUTEJI by high order channel 2a or the write request from 2b with reference to the slot management information 3 storing section 32b6 of the slot management block 32b3 which has managed the slot concerned (step 205). When it does not write in, the counterpart of the data of the slot concerned is canceled from the un-volatilizing-ized device 37 (step 206). Since the data which performed the writing within the slot concerned are not reflected in the magnetic disk drive 5 when it writes in, it does not cancel from the un-volatilizing-ized device 37. And the information stored in the slot management information 1 storing section 32b4 about DESUTEJI within the slot management block 32b3 which manages the slot concerned, the slot management information 2 storing section 32b5, and the slot management information 3 storing section 32b6 is reset (step 207).

[0056] As mentioned above, although this invention was concretely explained based on the example, this invention is not limited to said example and can be variously changed in the range which does not deviate from the summary. For example, it is good also as a configuration equipped with two or more microprocessors 31 in the light after mold disk unit 3, data transfer control circuits 34 for a channel, data transfer control circuits 35 for a disk, etc. Moreover, the configuration of central processing units 1a and 1b, a light after mold disk cache equipment 3, a magnetic disk drive 5, etc., etc. is not limited to what was illustrated in the above-mentioned example.

[0057]

[Effect of the Invention] It will be as follows if the effectiveness acquired by the typical thing among invention indicated in this invention is explained briefly.

[0058] That is, the transfer between cache memory and a host processor can be performed immediately, without according to the disk cache input/output control system which becomes this invention, waiting for termination of DESUTEJI of the data concerned, if the target data are stored in cache memory to the

read-out demand from a host processor. Moreover, when the target data are stored in cache memory and DESUTEJI of the data concerned is completed to the write request from a host processor, the writing to the data made into the purpose can be performed without waiting for termination of the DESUTEJI processing between cache memory and a magnetic disk, and the effectiveness that the fall of a system throughput can be prevented is acquired. Moreover, the high order data transfer way of a between [a host processor and cache memory] and the low order data transfer way of a between [cache memory and a magnetic disk drive] can be used effectively, and the effectiveness that the fall of the availability of a data transfer way can be prevented is acquired.

[Translation done.]

(19)日本国特許庁（ＪＰ）　(12)**公開特許公報**（Ａ）　(11)特許出願公開番号

特開平5－265860

(43)公開日　平成５年(1993)10月15日

(51)Int.Cl.[5]	識別記号	庁内整理番号	ＦＩ	技術表示箇所
Ｇ０６Ｆ　12/08	３２０	7232－5B		
3/06	３０２　Ａ	7165－5B		

審査請求　未請求　請求項の数３(全 12 頁)

(21)出願番号　特願平4－64187

(22)出願日　平成４年(1992)３月19日

(71)出願人　000005108
株式会社日立製作所
東京都千代田区神田駿河台四丁目６番地

(71)出願人　000233055
日立ソフトウエアエンジニアリング株式会社
神奈川県横浜市中区尾上町６丁目81番地

(72)発明者、田中　真由美
神奈川県小田原市国府津2880番地　株式会社日立製作所小田原工場内

(74)代理人　弁理士　富田　和子

最終頁に続く

(54)【発明の名称】　ディスクキャッシュ入出力制御システム

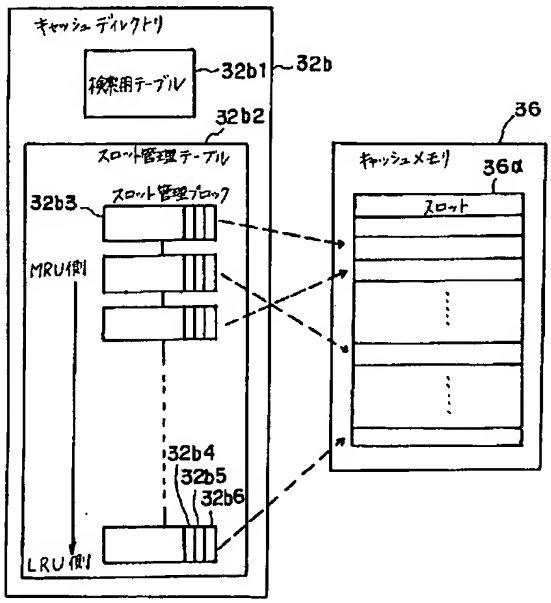
(57)【要約】

【目的】　デステージ中のスロットに対し、上位処理装置から入出力要求が発生した場合、当該スロットのデステージ終了を待たずに、キャッシュメモリと上位処理装置間でのデータ転送を可能とする。

【構成】キャッシュディレクトリ３２ｂ２内のスロット管理テーブル３２ｂ３にデステージに関するスロット管理情報１格納部～３格納部３２ｂ４～３２ｂ６を設定することにより、上位チャネル２ａまたは２ｂからアクセス要求のあったデータを含むキャッシュメモリ３６内のスロット３６ａがデステージ中であっても、上位チャネル２ａまたは２ｂからのアクセス要求をデステージと並列に行うことができるディスクキャッシュ入出力制御システム。

【効果】デステージ終了を待たずに、上位処理装置とキャッシュメモリ間でデータ転送が行えるため、システムのスループットの低下を防止することができる。

図3



【特許請求の範囲】

【請求項１】　回転型記憶装置に格納されているデータの写しを保持する複数のスロットを持つキャッシュメモリを有し、上位処理装置から与えられる前記回転型記憶装置に対する入出力命令の実行に際し、前記キャッシュメモリに保持されているデータを用いて応答するディスクキャッシュ装置において、前記キャッシュメモリと前記上位処理装置との間のデータ転送を行なう第１の転送制御手段と、前記キャッシュメモリと前記回転型記憶装置との間のデータ転送を行なう第２の転送制御手段と、前記キャッシュメモリの各スロットに対応し、対応する各スロットに関する管理情報を格納する記憶手段と、前記記憶手段に前記管理情報を書き込み、前記入出力命令の実行時に前記記憶手段に格納された前記管理情報を参照して、対応するスロットに格納されたデータが前記第２の転送制御手段による前記回転型記憶装置に対する書き込みをさまたげないデータであるかを判定し、書き込みをさまたげないデータについては、前記第１の転送制御手段に転送制御のための指令を発行するプロセッサとを有することを特徴とするディスクキャッシュ入出力制御システム。

【請求項２】　上記請求項１記載のディスクキャッシュ入出力制御システムにおいて、前記キャッシュメモリの各スロットに対応する前記管理情報は、対応する各スロットに格納されたデータを前記回転型記憶装置へ書き込み（デステージ処理）中か否か、および対応スロット中のいづれのレコードに格納されたデータをデステージ中か、および対応スロットに格納されたデータをデステージ中に前記入出力命令の実行により前記データに書き込みが行なわれたか否かの情報であることを特徴とするディスクキャッシュ入出力制御システム。

【請求項３】　上記請求項２記載のディスクキャッシュ入出力制御システムにおいて、前記上位処理装置から与えられる書込み命令に対するデータが前記キャッシュメモリ内に存在する場合には、前記プロセッサにより前記記憶手段に格納された前記管理情報を読み出して、この管理情報により前記データを前記キャッシュメモリから前記回転型記憶装置へデステージ中であるかを判定し、前記第２の転送制御手段が前記キャッシュメモリから前記回転型記憶装置へのデステージ処理中であっても、デステージ処理が終了されたデータについては直ちに前記キャッシュメモリ内の前記データに対して書込みを行って、デステージ処理中に前記キャッシュメモリ内の前記データに対して書込みを行ったという情報を前記管理情報に格納した後、前記上位処理装置に書込み終了を報告することを特徴とするディスクキャッシュ入出力制御システム。

【発明の詳細な説明】

【０００１】

【産業上の利用分野】本発明は、情報処理装置内のディスクサブシステムにおけるディスクキャッシュ入出力制御システムに適用して有効な技術に関する。

【０００２】

【従来の技術】情報処理システムにおいては、中央処理装置は半導体メモリから成る高速な主記憶をもち、近年、その処理速度は著しく向上している。一方、外部記憶装置としては、回転型記憶装置の一種である磁気ディスク装置を使用することが知られている。

【０００３】ところで、磁気ディスク装置は、複数枚の記録円盤（これを磁気ディスクと呼ぶ）を重ねた構造になっている。各磁気ディスク上には、データを記録する領域として、同心円上に複数個のトラックが設けられており、１つのトラックには複数個のレコードが格納される。磁気ディスクの回転軸上から等距離にあるトラックが円盤の枚数だけ垂直に並んでいる。この集合はシリンダと呼ばれている。

【０００４】データをアクセスする時には、シリンダ番号、トラック番号、レコード番号を指定すると、各々の磁気ディスクの面上に付けられた磁気ヘッドを所定の駆動装置が、磁気ディスクの径方向に移動させ、任意のトラック上に位置付け、目的のレコードが記録されている、または、レコードが記録されるべき、当該トラック上の領域が磁気ディスクの回転によって、磁気ヘッドの直下を通過する時に、目的のレコードを読出し、または、レコードの書込みを行う。

【０００５】したがって、磁気ヘッドを目的のトラックに移動させるシーク動作や当該トラック上の目的のレコードが磁気ヘッドの直下を通過するまでの回転待ちなどの機械的動作が介在することとなる。このような機械的動作に要する時間は、中央処理装置の処理時間と比較すると大きいために、磁気ディスクからのデータの入出力時間が、情報処理システムの性能を押える一つの要因となっている。

【０００６】上述のような不都合を回避すべく、上位処理装置と磁気ディスク装置との間のデータ転送経路に、半導体メモリから成るキャッシュメモリを配置し、上位処理装置側から入出力を要求される可能性の高いデータを磁気ディスク装置からキャッシュメモリに予め複写しておき、上位処理装置側からの入出力要求に対し、可能な限り、当該キャッシュメモリに複写されているデータを用いて応答するようにした、所謂、ディスクキャッシュ技術が用いられている。これにより、目的のデータはキャッシュメモリと上位処理装置との間で転送され、磁気ディスク装置に対する機械的動作がなくなり、高速な応答が可能となる。

【０００７】一般に、ディスクキャッシュ技術では、上位処理装置からの入力命令に対しては、目的のレコードがキャッシュメモリ内に存在すれば、キャッシュメモリから上位処理装置へデータ転送を行い、応答の高速化を図る。

【０００８】一方、上位処理装置からの出力命令に対しては、ライトスルー型ディスクキャッシュとライトアフタ型ディスクキャッシュと呼ばれる二通りの処理方法がある。

【０００９】ライトスルー型ディスクキャッシュでは、上位処理装置から転送される出力データは、キャッシュメモリが揮発性であるため、キャッシュメモリと磁気ディスク装置との両方に書込みを行い、電源遮断時などのデータ喪失を防止する。このため、磁気ディスク装置に対する機械的動作が介在し、応答の高速化は図れない。

【００１０】これに対し、ライトアフタ型ディスクキャッシュでは、たとえば、特開昭５９－２２０８５６等に開示されているように、キャッシュメモリの他に不揮発化機構を具備し、上位処理装置から転送される書込みデータは、キャッシュメモリと不揮発化機構の両方に書き込んだ時点で書込み終了を上位処理装置に報告する。書込みデータは不揮発化機構内にバックアップされているため、電源遮断時などのデータ保証が行え、かつ、書込み時には、磁気ディスク装置に対する機械的動作が介入せず、応答の高速化が図れる。

【００１１】さて、ディスクキャッシュ技術では、目的のデータがキャッシュメモリ内に存在することをヒット、目的のデータがキャッシュメモリ内に存在する確率をヒット率と呼ぶが、キャッシュメモリと上位処理装置間でのデータ転送の割合を可能な限り多くするためには、ヒット率を大きくすることが必要である。

【００１２】キャッシュメモリに格納すべきデータを選択するアルゴリズムとしてＬＲＵ（Ｌｅａｓｔ　Ｒｅｃｅｎｔｌｙ　Ｕｓｅｄ）アルゴリズムが広く知られている。ＬＲＵアルゴリズムは、最も最近にアクセスされたデータが今後もアクセスされる可能性が高いと考え、より長く、キャッシュメモリ内に留めようとするアルゴリズムである。

【００１３】したがって、上位処理装置から要求されたデータがキャッシュメモリ内に存在しない（これをミスと呼ぶ）場合には、磁気ディスク装置からキャッシュメモリへ、そのデータを含むトラックの一部あるいはトラック全体をコピーする（これをステージングと呼ぶ）。ステージングしようとした時に、キャッシュメモリ内に空き領域がない場合には、ＬＲＵアルゴリズムにより、最も古い過去にアクセスされたデータが、今後はアクセスされる可能性が最も低いと考え、キャッシュメモリ内から破棄し、この領域に新たにステージングを行う。

【００１４】ところで、万一の停電などの障害時に書込みデータの喪失を防止するため、キャッシュメモリと同時に不揮発化機構にもデータの写しを格納するライトアフタ型ディスクキャッシュでは、不揮発化機構が小容量であるため、書込みデータで溢れることがないように、データはキャッシュメモリから磁気ディスク装置に随時、コピーする（これをデステージと呼ぶ）。デステージされたデータは不揮発化機構から破棄される。磁気ディスク制御装置は、空き時間を利用し、前述のＬＲＵアルゴリズムにより、今後アクセスされる可能性の最も低いデータを含むトラック全体もしくは、当該トラックの近傍の複数個のトラックを随時、デステージする。または、上位処理装置からの書込みの要求があり、書込みデータをキャッシュメモリと不揮発化機構に書込もうとした時、上述のデステージでは追いつかず、不揮発化機構に既に、ある一定量以上の書込みデータが格納されていて、溢れる可能性がある場合には、当該書込みデータを含むトラックとその近傍にある複数個のトラツクをデステージする。

【００１５】このように、小容量の不揮発化機構が書込みデータで溢れることがないように、磁気ディスク制御装置により、効率的に管理され、書込まれたデータは随時、キャッシュメモリから磁気ディスク装置にデステージされる。また、上位処理装置からの直接的な命令により、積極的にデステージを行うことも可能である。

【００１６】

【発明が解決しようとする課題】上記のような従来技術では、キャッシュメモリは複数個のエントリ（このエントリはスロットと呼ばれる）から成り、各エントリに磁気ディスク装置の１トラック分のデータが格納されるが、上位処理装置から入出力命令が発行された時、キャッシュメモリ内に複写されている当該データを含むトラック（スロット）がデステージ中である場合には、当該スロットは使用中（スロットビジィーと呼ぶ）となる。このため、上位処理装置からの入出力命令は、当該スロットのデステージが終了するまで待たされることとなる。目的のデータがキャッシュメモリ内に存在している（ヒット）にもかかわらず、キャッシュメモリと上位処理装置間のデータ転送が、デステージにより待たされることとなり、システムのスループット（単位時間当りのデータ転送量）及びデータ転送経路の可用性が低下するという問題があった。

【００１７】そこで、本発明の目的は、スループットの低下及びデータ転送経路の可用性の低下を防止するため、上位処理装置から入出力要求のあったデータを含むキャッシュメモリのスロットがデステージ中であっても、キャッシュメモリと上位処理装置間のデータ転送を可能とする入出力制御技術を提供することにある。

【００１８】本発明の前記ならびにその他の目的と新規な特徴は、本明細書の記述および添付図面から明らかになるであろう。

【００１９】

【課題を解決するための手段】本願において開示される発明のうち、代表的なものの概要を簡単に説明すれば、下記の通りである。

【００２０】すなわち、本発明になるディスクキャッシュ入出力制御システムでは、上位処理装置と磁気ディス

ク装置との間に、両者間で授受されるデータのコピーを保持するキャッシュメモリ、特に、ライトアフタ型ディスクキャッシュ（上位処理装置から発行されるデータ書込み要求によって、磁気ディスク装置に書込むべき書込みデータをキャッシュメモリに格納する動作と当該キャッシュメモリから磁気ディスク装置に書込む動作を非同期に行うキャッシュメモリ）を設け、上位処理装置から発行される入出力命令の実行に際しては、可能な限り、キャッシュメモリに保持されているデータを用いて応答するようにした情報処理システムであって、キャッシュメモリ内の各スロットに対し、デステージに関するスロット管理情報、

１．当該スロットをデステージ中か否か

２．当該スロットをデステージ中の時、当該スロットのどのレコードをデステージ中か

３．当該スロットをデステージ中に、当該スロットに書込みを行ったか否か

を記憶する手段を設け、上位処理装置から入出力要求が発行された時に、目的のデータを含むスロットがデステージ中であっても、当該入出力要求を受け付け、上位処理装置とキャッシュメモリ間のデータ転送とデステージとを並列に行うことを可能とするものである。

【００２１】

【作用】上記した本発明のディスクキャッシュ入出力制御システムによれば、たとえば、キャッシュメモリ内のスロットに対し、デステージが発生した場合には、前述のスロット管理情報１として、“当該スロットをデステージ中”という情報を記憶する。そして、当該スロット内に保持されているレコードを順次、デステージする際、前述のスロット管理情報２として、デステージを開始するレコードの番号を記憶する。上位処理装置から入出力要求が発行された時には、当該要求が読出し要求か書込み要求かを判定する。読出し要求であり、目的のデータがキャッシュメモリ内に存在する場合には、目的のデータを含むスロットをデステージ中であるか否かを、上記スロット管理情報１により調べ、デステージ中であっても、目的のデータをキャッシュメモリから上位処理装置に直ちに、転送する。

【００２２】一方、上位処理装置からの入出力要求が、書込み要求であり、目的のデータがキャッシュメモリ内に存在する場合には、上述の読出し要求の場合と同様にして、スロット管理情報１により目的のデータを含むスロットをデステージ中であるか否かを調べ、デステージ中である場合には、上記スロット管理情報２により、現在デステージ中のスロット内のレコード番号を調べる。目的のデータを含むレコードのデステージが終了していれば、直ちに、上位処理装置からのデータを当該スロット内の目的のレコードに書込み、不揮発化機構にも、当該レコードをコピーして、上位処理装置に書込み終了を報告する。同時に、前述のスロット管理情報３として、“当該スロットをデステージ中に当該スロットに書込みを行った”ことを記憶する。これにより、当該スロットのデステージ完了後に、当該スロットが不揮発化機構から破棄されることを防止する。

【００２３】なお、上記の３つのスロット管理情報に記憶された情報はデステージ完了後にリセットするものとする。

【００２４】このようにすることにより、上位処理装置から入出力要求が発行された場合、目的のデータを含むキャッシュメモリ内のスロットがデステージ中であっても、上位装置からの読み出し要求時および既にデステージが終了しているレコードに対する書き込み要求時においては、キャッシュメモリと磁気ディスク装置間のデータ転送経路である下位パスを用いて行われるデステージと並行して、キャッシュメモリと上位処理装置間のデータ転送経路である上位パスを用いてのデータ転送を行うことができる。このため、データ転送経路が有効に利用され、上位処理装置とキャッシュメモリ間のデータ転送が、デステージ終了を待つことなく、直ちに実行され、システムスループットが向上する。

【００２５】

【実施例】以下、図面を参照しながら、本発明の一実施例であるディスクキャッシュ入出力制御システムの一例について詳細に説明する。

【００２６】図１は、本発明のディスクキャッシュ入出力制御が実施される情報処理システムの全体構成の一例を示すブロック図である。

【００２７】図１に示されるように、本実施例のディスクキャッシュ入出力制御が実施される情報処理システムは、中央処理装置１ａ，１ｂ、チャネル２ａ，２ｂ、ライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３、磁気ディスク接続装置４および複数個の磁気ディスク装置５、上位パス６、下位パス７から成る。

【００２８】チャネル２ａ，２ｂは中央処理装置１ａ，１ｂとライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３との間におけるコマンドやデータの授受を制御する。

【００２９】磁気ディスク接続装置４は、ライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３の指令により、配下の複数個の磁気ディスク装置５を適宜選択して、当該ライトアフタ型ディスク制御装置と接続するなどの動作を行う。

【００３０】磁気ディスク装置５は、ライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３と磁気ディスク接続装置４を介して、前記チャネル２ａ，２ｂとの間で授受されるデータを記録／再生する外部記憶媒体である。

【００３１】上位パス６は、チャネル２ａ，２ｂとライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３を接続しており、このパスを介してチャネル２ａ，２ｂとライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３の間のデータ転送が行なわれる。

【００３２】下位パス７は、ライトアフタ型ディスクキ

ャッシュ装置３と磁気ディスク接続装置４を接続しており、このパスを介してとライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３と磁気ディスク接続装置４の間のデータ転送が行なわれる。

【００３３】図２は、図１のライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３の詳細な構成の一例を示すブロック図である。

【００３４】ライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３は、図２に示されるように、マイクロプロセサ３１、制御メモリ３２、データ転送制御回路３３、対チャネル転送制御回路３４、対ディスク転送制御回路３５、キャッシュメモリ３６および不揮発化機構３７から成る。

【００３５】マイクロプロセサ３１は、ライトアフタ型ディスクキャッシュ制御装置３全体の制御を行う。制御メモリ３２はマイクロプログラム３２ａ、キャッシュディレクトリ３２ｂを格納している。

【００３６】データ転送制御回路３３は、対チャネル転送制御回路３４と対ディスク転送制御回路３５との同期をとりつつ、チャネル２ａ，２ｂと磁気ディスク装置５との間のデータ授受を制御する。

【００３７】対チャネル転送制御回路３４は、チャネル２ａ，２ｂとの間におけるコマンドやデータなどの授受を制御し、対ディスク転送制御回路３５は、磁気ディスク装置５との間におけるコマンドやデータなどの授受を制御する。

【００３８】キャッシュメモリ部３６は、通常、揮発性の半導体メモリで構成され、複数個のスロット３６ａを有する。各スロット３６ａには、磁気ディスク装置５に記録されている１トラック分のデータの写しが格納される。

【００３９】これに対し、不揮発化機構３７は、データを磁気ディスク装置５に確実に書込むことを保証するため、たとえば、不揮発性の半導体メモリなどで構成され、万一の停電などの障害時にも書込みデータを確実に保持して、当該書込みデータの信頼性を確保するためのものである。

【００４０】図２の制御メモリ３２内のディレクトリメモリ３２ｂは、図３に示すように、検索用テーブル３２ｂ１およびスロット管理テーブル３２ｂ２から成る。

【００４１】検索用テーブル３２ｂ１は、キャッシュメモリ３６に格納（ステージング）されているデータの、磁気ディスク５内のトラックのアドレスと、そのデータのキャッシュメモリ３６内の格納位置を示す情報とを保持している。マイクロプロセッサ３１は、この検索用テーブル３２ｂ１を参照することにより、中央処理装置１ａ又は１ｂから要求されたデータがキャッシュメモリ３６内に存在するか否かを判定する。

【００４２】スロット管理テーブル３２ｂ２は、キャッシュメモリ３６の各スロット３６ａと１対１に対応するエントリを保持する。各エントリは前述のＬＲＵアルゴリズムに従って順序付けされ、最も最近アクセスされたデータの位置する側をＭＲＵ（Ｍｏｓｔ　Ｒｅｃｅｎｔｌｙ　Ｕｓｅｄ）側と呼び、最も古い過去にアクセむことを保証するため、たとえば、不揮発性の半導体メモリなどで構成され、万一の停電などの障害時にも書き込みデータを確実に保持して、当該書き込みデータの信頼性を確保するためのものである。

【００４３】制御メモリ３２内のディレクトリメモリ３２ｂは、図３に示すように、検索用テーブル３２ｂ１およびスロット管理テーブル３２ｂ２からなる。検索用テーブル３２ｂ１は、キャッシュメモリ３６に格納（ステージング）されているデータの磁気ディスク装置５内のトラックのアドレスと、そのデータのキャッシュメモリ３６内の格納位置を示す情報を保持している。マイクロプロセサ３１は、この検索用テーブル３２ｂ１を参照することにより、中央処理装置１ａ又は１ｂから要求されたデータがキャッシュメモリ３６内に存在するか否かを判定する。

【００４４】スロット管理テーブル３２ｂ２は、キャッシュメモリ３６の各スロットと１対１に対応するエントリを保持する。各エントリは前述のＬＲＵアルゴリズムに従って順序付けされ、最も最近アクセスされたデータの位置する側をＭＲＵ（Ｍｏｓｔ　Ｒｅｃｅｎｔｌｙ　Ｕｓｅｄ）側と呼び、最も古い過去にアクセスされたデータの位置する側をＬＲＵ（Ｌｅａｓｔ　Ｒｅｃｅｎｔｌｙ　Ｕｓｅｄ）側と呼ぶ。

【００４５】キャッシュメモリ３６内の１つのスロット３６ａに格納されているデータ（磁気ディスク装置５に記録されている１トラック分のデータ）を破棄する時は、ＬＲＵ側にあるエントリに対応するトラックが選択される。

【００４６】１つのエントリに記憶する情報は、たとえば、対応するスロット３６ａに格納されているデータの磁気ディスク装置番号、シリンダ番号、トラック番号等である。また、スロット管理ブロック３２ｂ３には本発明による前述の３つのスロット管理情報１～３を、スロット管理情報１格納部３２ｂ４～スロット管理情報３格納部３２ｂ６にそれぞれ格納する。

【００４７】キャッシュメモリ３６および不揮発化機構３７と、磁気ディスク装置５との間のデータの読出し／書込み動作は、たとえば、磁気ディスク装置５における１トラック分のデータ量などを単位として行われ、通常、上位のチャネル２ａまたは２ｂとの間におけるデータの授受とは非同期に行われる。

【００４８】次に、本実施例のディスクキャッシュ入出力制御システムの作用について、図４および図５のフローチャートを参照しながら説明する。図４は、図２のライトアフタ型ディスクキッシュ装置３のＭＰＵ３１の指令で、対チャネル転送制御回路３４により、上位パス６で行われるデータ転送処理を示すフローチャートであ

る。磁気ディスク装置５に格納されているデータのうち、チャネル２ａ，２ｂによるアクセスが予想されるデータ領域がＭＰＵ３１によりトラック単位などで、キャッシュメモリ３６に随時複写されている。チャネル２ａまたは２ｂからの読出し要求に対しては、可能な限り、当該キャッシュメモリ３６に複写されているデータを用いて高速に応答する。チャネル２ａまたは２ｂからの書込み要求に対しては、キャッシュメモリ３６に複写されているデータに書込みを行い、同時に、不揮発化機構３７にも書込みを行う。この後、直ちに、データ書き込み要求発行元のチャネル２ａまたは２ｂに書込み終了が報告される。不揮発化機構３７に書込まれた複数のデータは、随時、まとめて目的の磁気ディスク装置５にデステージされる。磁気ディスク装置５に書込まれたデータは、不揮発化機構３７から破棄され、不揮発化機構３７内の当該データ領域が開放され、他の書込みデータのために使用される。

【００４９】ところで、従来は、不揮発化機構３７から磁気ディスク装置５にデステージされている時に、上位チャネル２ａまたは２ｂから、現在、デステージ中のデータ領域（スロット）に対し、アクセス要求が発生した場合には、当該スロットが使用中であるため、上位チャネル２ａまたは２ｂからの当該スロットに対するアクセス要求は、デステージが終了するまでは受け付けられない。本実施例では、このような場合、スロット管理テーブル３２ｂ２内のスロット管理ブロック３２ｂ３内のスロット管理情報１格納部３２ｂ４、スロット管理情報２格納部３２ｂ５、およびスロット管理情報３格納部３２ｂ６におのおの格納されたスロット管理情報１，２および３を利用して、次のように、デステージ処理と上位チャネル２ａまたは２ｂからのアクセス要求を並列に処理できるように制御する。

【００５０】すなわち、図２のライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３のＭＰＵ３１は、キャッシュディレクトリ３２内の検索用テーブル３２ｂ１（図３参照）を調べることにより、上位チャネル２ａまたは２ｂからアクセス要求されたデータの写しが、キャッシュメモリ３６内に格納されているか否かを調べる（ステップ１０１）。目的のデータの写しがキャッシュメモリ３６内に格納されていない場合には、従来技術による処理（キャッシュミスの処理）を行う（ステップ１１０）。目的のデータの写しがキャッシュメモリ３６内に格納されている場合には、ＭＰＵ３１はキャッシュメモリ３６内のスロット管理テーブル３２ｂ２から、当該データの写しを含むスロットを管理しているスロット管理ブロック３２ｂ３を参照する。ＭＰＵ３１は、まず、スロット管理情報１格納部３２ｂ４に格納された情報により、当該スロットがデステージ中であるか否かを調べる（ステップ１０２）。当該スロットがデステージ中でない場合には、従来技術による処理（キャッシュヒット）の処理を行う（ステップ１０７，１０８，１０９）。当該スロットがデステージ中である場合には、ＭＰＵ３１は、上位チャネル２ａまたは２ｂからのアクセス要求が読出しであるか、書込みであるかを判定する（ステップ１０３）。上位チャネル２ａまたは２ｂからのアクセス要求が読出し要求である場合には、ＭＰＵ３１の指令により、対チャネルデータ転送制御回路３４が、上位パス６を用いて、直ちに、キャッシュメモリ３６内のデステージ中のスロットから読みだし要求発行元の上位チャネル２ａまたは２ｂへデータを転送する（ステップ１０８）。これにより、デステージ中のスロットに対する上位チャネル２ａまたは２ｂからの読出し要求に対しては、デステージの終了を待つことなく、リードヒットの処理が行なわれる。

【００５１】上位チャネル２ａまたは２ｂからのアクセス要求が書込み要求である場合には、ＭＰＵ３１は、目的のデータの写しを含むスロット３６ａを管理するスロット管理ブロック３２ｂ３内のスロット管理情報２格納部３２ｂ５に格納された、当該スロット３６ａ内のデステージ中のレコード番号（レコード番号ａとする）を取出し、上位チャネル２ａまたは２ｂからアクセス要求のあったデータを含む当該スロット３６ａ内のレコード番号（レコード番号ｂとする）と比較する（ステップ１０４）。一般に、デステージはスロット内の先頭レコードから順番に行われるので、レコード番号ａ＞レコード番号ｂであれば、上位チャネル２ａまたは２ｂからアクセス要求のあったデータは既に、デステージが終了していることとなる。このときは、ＭＰＵ３１の指令により対チャネルデータ転送制御回路３４による上位パス６を用いて、キャッシュメモリ３６内の当該スロットのレコード番号ｂのデータに直ちに書込みを行い、同時に、不揮発化機構３７にも、同じデータを書込むライトヒット処理を行ない（ステップ１０５）、データ書き込み要求発行元の上位チャネル２ａまたは２ｂに書込み終了を報告する。さらに、ＭＰＵ３１は、デステージ中に、当該スロット３６ａ内のレコード番号ｂに対し、書込みを行ったため、当該スロット３６ａのデステージ終了後に、当該スロット内のデータの写しが不揮発化機構３７より破棄されることを防止するため、スロット管理ブロック３２ｂ３内のスロット管理情報３格納部３２ｂ６に、当該スロットはデステージ中に、新たな書込みがあったことを記録しておく（ステップ１０６）。

【００５２】このように、デステージ中のスロットに対する上位チャネル２ａまたは２ｂからの書込み要求は、既に、デステージが終了した部分へのアクセス要求であれば、スロット全体のデステージの終了を待つことなく、直ちに、ライトヒットとして処理できる。ただし、レコード番号ａ≦レコード番号ｂである場合は、上位チャネル２ａまたは２ｂからアクセス要求のあったデータは、現在、デステージ中かまたは、今後、デステージさ

れるレコードに含まれていることを示すので、従来技術と同様に、当該スロットのデステージ終了を待って書込みを行う（ステップ１１１）。

【００５３】なお、上位チャネル２ａまたは２ｂからのアクセス要求が読出しであるか、書込みであるか、また、上位チャネル２ａまたは２ｂからアクセス要求されたデータがスロット内の何番目のレコードに含まれるかなどは、たとえば、チャネルコマンドであるＬｏｃａｔｅコマンドなどのパラメータとして与えられることが広く知られている。

【００５４】一方、対ディスク転送制御回路３５による下位パス７でのデステージ処理について、図５のフローチャートを用いて説明する。図３のＭＰＵ３１は、現在、デステージが行われているキャッシュメモリ３６のスロットについて、当該スロットのデステージの終了および、デステージを行うレコード番号などを、随時、監視する。まず、１スロット分のデータのデステージが終了したか否かを調べる（ステップ２０１）。１スロット分のデータのデステージが終了していない場合には、スロット内の任意の１レコードのデステージが終了したか否かを調べる（ステップ２０２）。１レコード分のデステージが終了していない場合には、そのままデステージを続行させる（ステップ２０４）。１レコード分のデステージが終了した場合には、次にデステージを開始する当該スロット内のレコード番号を、キャッシュメモリ３６内のスロット管理テーブル３２ｂ２に登録されている当該スロットを管理しているスロット管理ブロック３２ｂ３のスロット管理情報２格納部３２ｂ５に記録し（ステップ２０３）、対ディスクデータ転送制御回路３５により当該レコードのデステージを行う（ステップ２０４）。

【００５５】１スロット分のデステージが終了した場合には、ＭＰＵ３１は当該スロットを管理しているスロット管理ブロック３２ｂ３のスロット管理情報３格納部３２ｂ６を参照し、当該スロットをデステージ中に、上位チャネル２ａまたは２ｂからの書込み要求により、当該スロットに対し、書込みを行ったか否かを調べる（ステップ２０５）。書込みを行わなかった場合には、当該スロットのデータの写しを不揮発化機構３７から破棄する（ステップ２０６）。書込みを行った場合には、当該スロット内の書込みを行ったデータが、磁気ディスク装置５には反映されていないので、不揮発化機構３７からは破棄しない。そして、当該スロットを管理するスロット管理ブロック３２ｂ３内のデステージに関するスロット管理情報１格納部３２ｂ４、スロット管理情報２格納部３２ｂ５、スロット管理情報３格納部３２ｂ６に格納された情報をリセットする（ステップ２０７）。

【００５６】以上、本発明を実施例に基づき具体的に説明したが、本発明は、前記実施例に限定されるものではなく、その要旨を逸脱しない範囲で種々変更可能である。たとえば、ライトアフタ型ディスク装置３におけるマイクロプロセサ３１、対チャネルデータ転送制御回路３４および対ディスクデータ転送制御回路３５などを複数個、備えた構成としてもよい。また、中央処理装置１ａ，１ｂやライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３、磁気ディスク装置５などの構成は、前述の実施例に例示したものに限定されない。

【００５７】

【発明の効果】本発明において開示される発明のうち、代表的なものによって得られる効果を簡単に説明すれば、以下の通りである。

【００５８】すなわち、本発明になるディスクキャッシュ入出力制御システムによれば、上位処理装置からの読み出し要求に対し、目的とするデータがキャッシュメモリ内に格納されていれば、当該データのデステージの終了を待つことなく、直ちにキャッシュメモリと上位処理装置との間での転送が実行できる。また、上位処理装置からの書き込み要求に対し、目的とするデータがキャッシュメモリ内に格納されており、当該データのデステージが終了している場合には、キャッシュメモリと磁気ディスク間のデステージ処理の終了を待たずに、目的とするデータへの書き込みを行なうことができ、システムスループットの低下を防止することができるという効果が得られる。また、上位処理装置とキャッシュメモリ間との上位データ転送路および、キャッシュメモリと磁気ディスク装置間との下位データ転送路を有効に利用でき、データ転送路の可用性の低下を防止することができるという効果が得られる。

【図面の簡単な説明】

【図１】本発明のディスクキャッシュ入出力制御システムの全体構成の一例を示すブロック図。

【図２】図１のライトアフタ型ディスクキャッシュ装置３の詳細な構成の一例を示すブロック図。

【図３】図２のキャッシュディレクトリ３２ｂの詳細な構成と、キャッシュメモリ３６のスロット３６ａとの関係の一例を示すブロック図。

【図４】本発明の一実施例であるディスクキャッシュ入出力制御システムの上位パスによるデータ転送の一例を示すフローチャート。

【図５】本発明の一実施例であるディスクキャッシュ入出力制御システムの下位パスによるデステージ処理の一例を示すフローチャート。

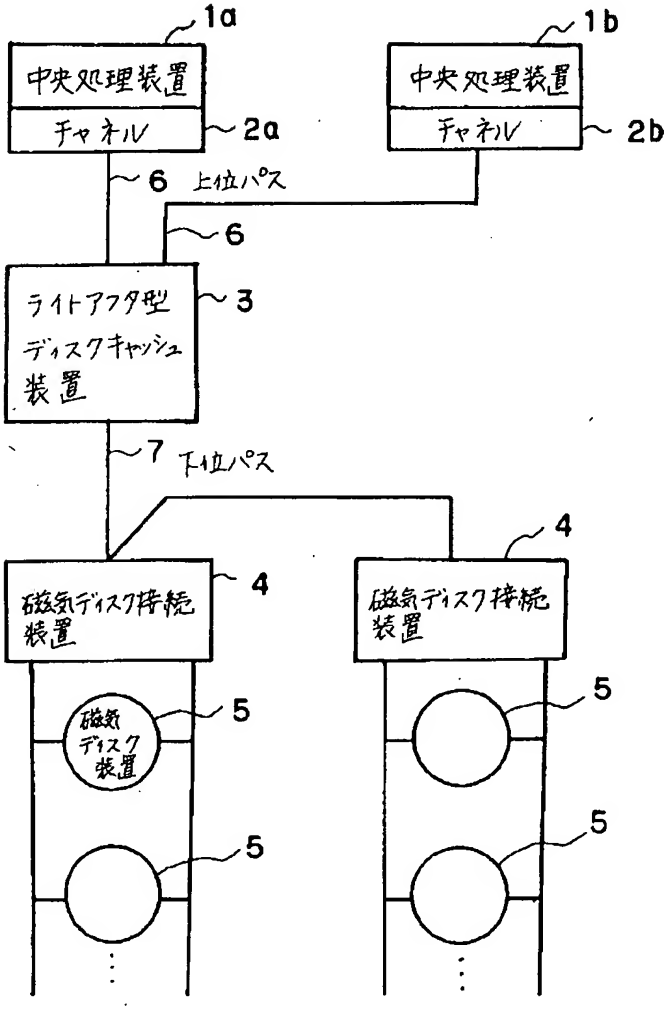
【符号の説明】

１ａ，１ｂ　中央処理装置
２ａ，２ｂ　チャネル
３　ライトアフタ型ディスクキャッシュ制御装置
４　磁気ディスク接続装置
５　磁気ディスク装置
６　上位パス
７　下位パス

３１　マイクロプロセサ
３２　制御メモリ
３２ａ　マイクロプログラム
３２ｂ　キャッシュディレクトリ
３２ｂ１　検索用テーブル
３２ｂ２　スロット管理テーブル
３２ｂ３　スロット管理ブロック
３２ｂ４　スロット管理情報１格納部
３２ｂ５　スロット管理情報２格納部
３２ｂ６　スロット管理情報３格納部
３３　データ転送制御回路
３４　対チャネルデータ転送制御回路
３５　対ディスクデータ転送制御回路
３６　キャッシュメモリ
３６ａ　スロット
３７　不揮発化機構

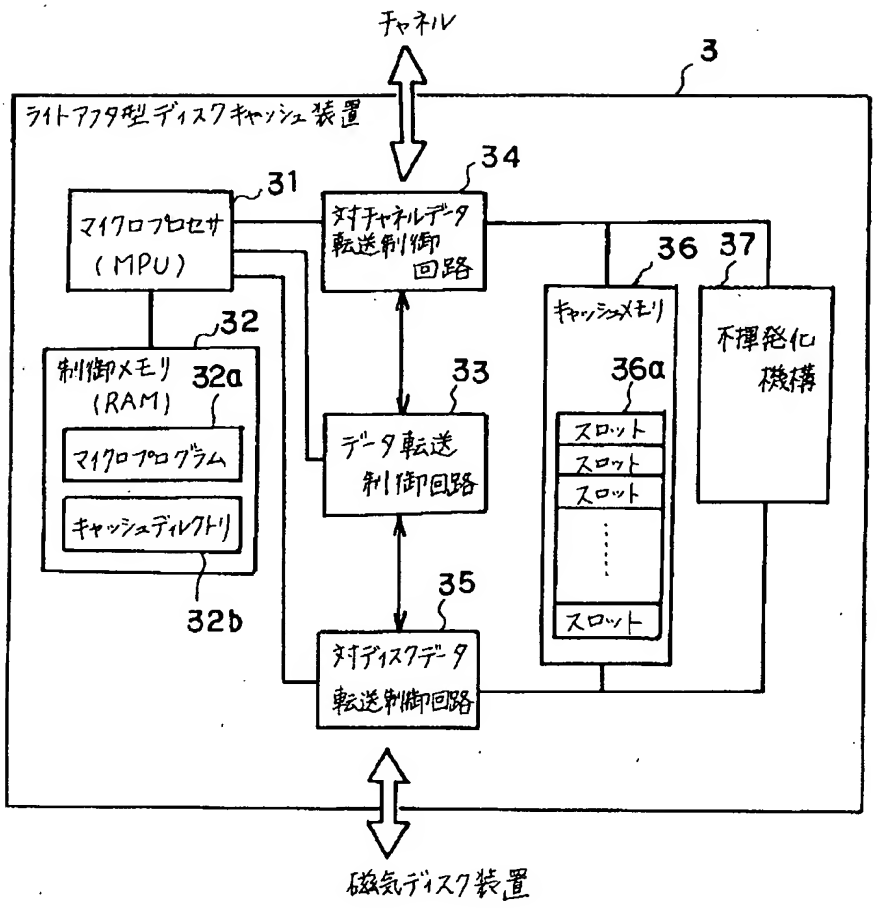
【図１】

図１



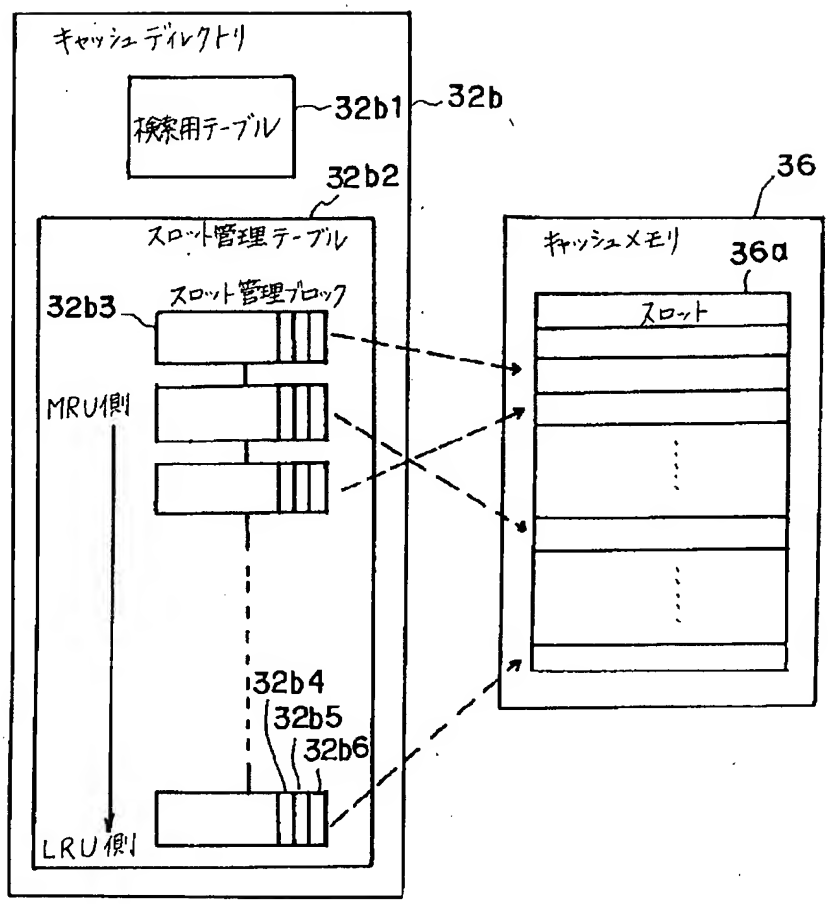
【図２】

図2


チャネル
3
ライトアフタ型ディスクキャッシュ装置
34
31
マイクロプロセサ
(MPU)
対チャネルデータ
転送制御
回路
36
37
キャッシュメモリ
不揮発化
機構
32
制御メモリ
(RAM)
32a
マイクロプログラム
キャッシュディレクトリ
32b
33
データ転送
制御回路
36a
スロット
スロット
スロット
スロット
35
対ディスクデータ
転送制御回路
磁気ディスク装置

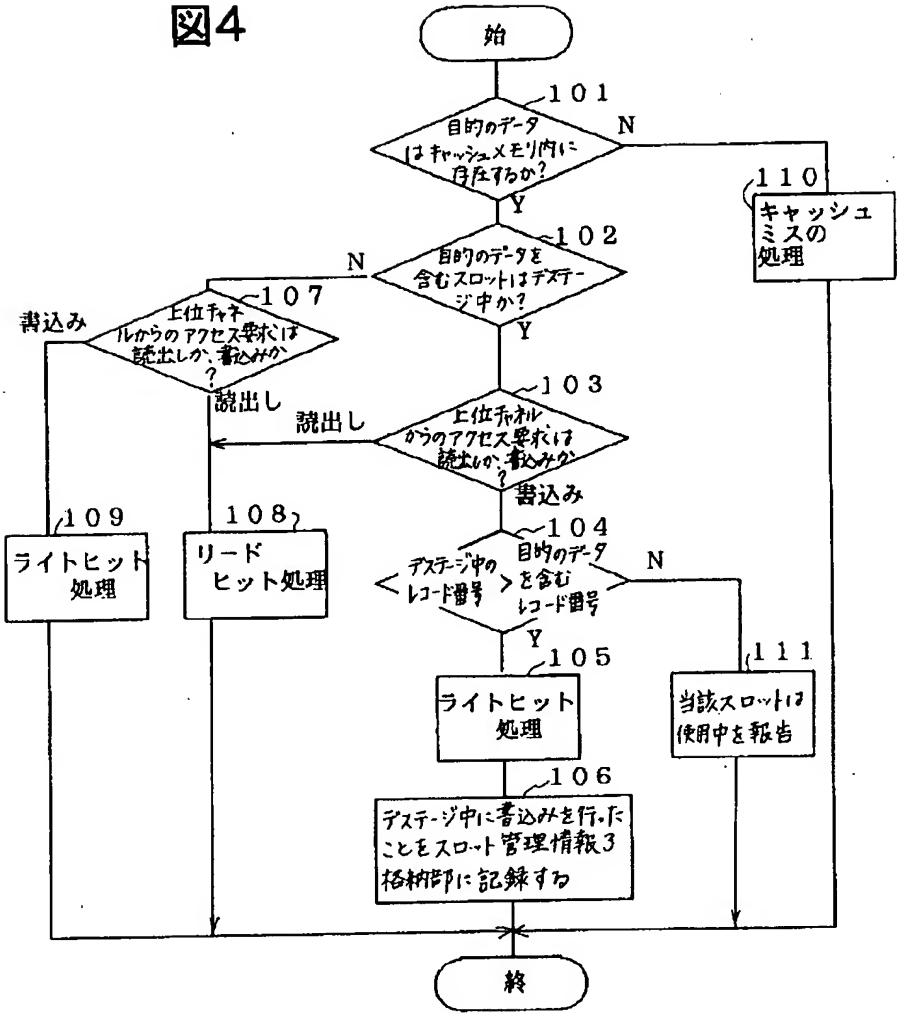
【図３】

図3


キャッシュディレクトリ
検索用テーブル
32b1
32b
32b2
スロット管理テーブル
32b3
スロット管理ブロック
MRU側
LRU側
32b4
32b5
32b6
36
キャッシュメモリ
36a
スロット

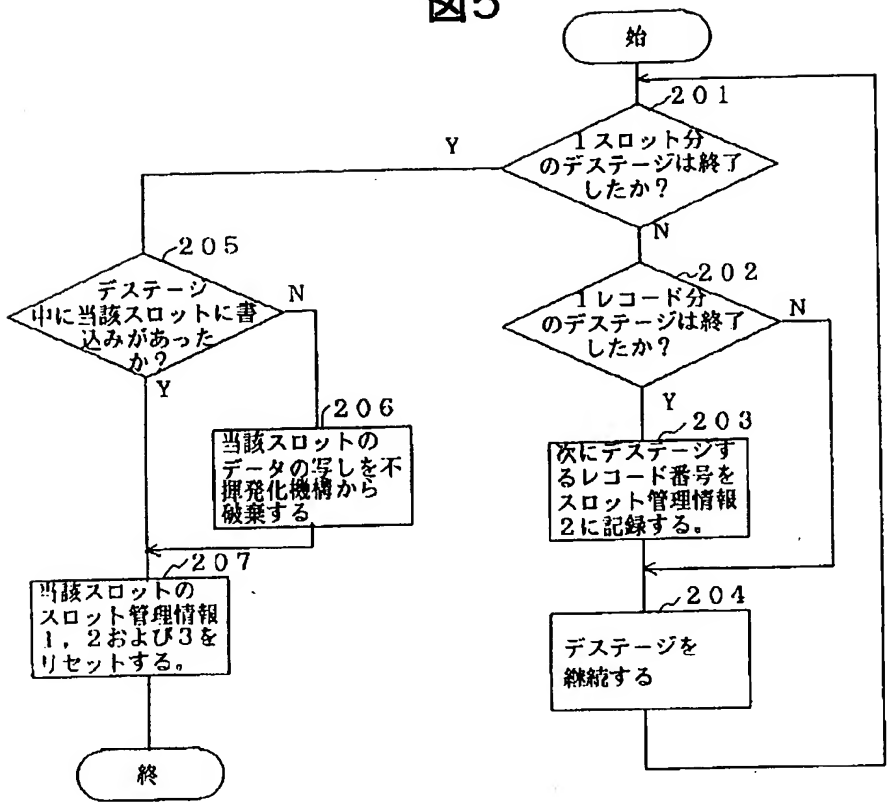
【図４】

図4


始
101
目的のデータはキャッシュメモリ内に存在するか?
N
Y
110
キャッシュミスの処理
102
目的のデータを含むスロットはデスティージ中か?
N
Y
107
上位チャネルからのアクセス要求は読出しか、書込みか?
書込み
読出し
読出し
103
上位チャネルからのアクセス要求は読出しか、書込みか?
書込み
109
ライトヒット処理
108
リードヒット処理
104
<デスティージ中のレコード番号>目的のデータを含むレコード番号
N
Y
105
ライトヒット処理
111
当該スロットは使用中を報告
106
デスティージ中に書込みを行ったことをスロット管理情報3格納部に記録する
終

【図５】

図5



フロントページの続き

(72)発明者　井坂　昇二
神奈川県横浜市中区尾上町六丁目81番地
日立ソフトウェアエンジニアリング株式会社内

(72)発明者　森　栄樹
神奈川県横浜市中区尾上町六丁目81番地
日立ソフトウェアエンジニアリング株式会社内

(72)発明者　四谷　守彦
神奈川県小田原市国府津2880番地　株式会社日立製作所小田原工場内

(72)発明者　本間　繁雄
神奈川県小田原市国府津2880番地　株式会社日立製作所小田原工場内